

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT

JC997 U.S. PTO

09/898040



대한민국 특허청
KOREAN INTELLECTUAL
PROPERTY OFFICE

별첨 사본은 아래 출원의 원본과 동일함을 증명함.

This is to certify that the following application annexed hereto
is a true copy from the records of the Korean Intellectual
Property Office.

출원번호 : 특허출원 2000년 제 38388 호
Application Number

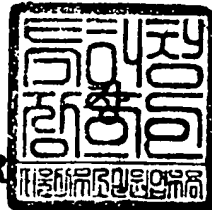
출원년월일 : 2000년 07월 05일
Date of Application

출원인 : 엘지정보통신주식회사
Applicant(s)

2001 년 06 월 14 일

특 허 청

COMMISSIONER



【서류명】	특허출원서
【권리구분】	특허
【수신처】	특허청장
【참조번호】	0011
【제출일자】	2000.07.05
【발명의 명칭】	데이터 레이트 매칭 방법
【발명의 영문명칭】	Data Rate Matching Method for In 3GPP2
【출원인】	
【명칭】	엘지정보통신 주식회사
【출원인코드】	1-1998-000286-1
【대리인】	
【성명】	강용복
【대리인코드】	9-1998-000048-4
【포괄위임등록번호】	1999-057037-3
【대리인】	
【성명】	김용인
【대리인코드】	9-1998-000022-1
【포괄위임등록번호】	1999-057038-1
【발명자】	
【성명의 국문표기】	김기준
【성명의 영문표기】	KIM, Gi June
【주민등록번호】	680704-1405717
【우편번호】	137-070
【주소】	서울특별시 서초구 서초동 1533번지 한신아파트 101동 1201호
【국적】	KR
【발명자】	
【성명의 국문표기】	윤영우
【성명의 영문표기】	YUN, Young Woo
【주민등록번호】	700122-1041915
【우편번호】	156-090
【주소】	서울특별시 동작구 사당동 극동아파트 111동 1014호
【국적】	KR

【발명자】**【성명의 국문표기】**

이영조

【성명의 영문표기】

LEE, Young Jo

【주민등록번호】

690131-1018722

【우편번호】

435-050

【주소】

경기도 군포시 금정동 108-602

【국적】

KR

【취지】

특허법 제42조의 규정에 의하여 위와 같이 출원합니다. 대
리인 강용
복 (인) 대리인
김용인 (인)

【수수료】**【기본출원료】**

20 면 29,000 원

【가산출원료】

17 면 17,000 원

【우선권주장료】

0 건 0 원

【심사청구료】

0 항 0 원

【합계】

46,000 원

【첨부서류】

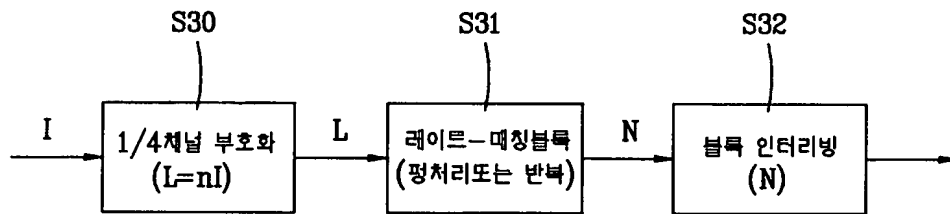
1. 요약서·명세서(도면)_1통

【요약서】**【요약】**

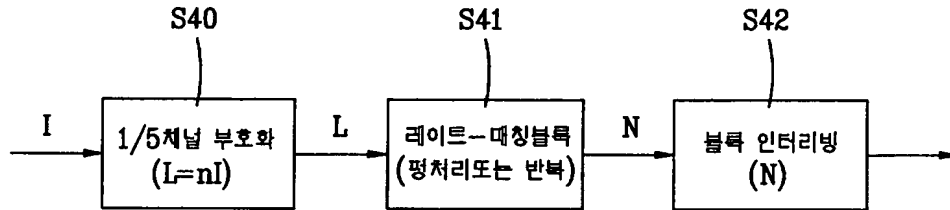
본 발명은 차세대 이동 통신에 관한 것으로, 특히 물리 계층상에서 보조 채널을 통하여 데이터를 전송할 경우에 다변 데이터 레이트 또는 가변 데이터 레이트 매칭 방법에서 가장 좋은 성능을 줄 수 있는 데이터 레이트 매칭 방법에 관한 것이다. 이와 같은 본 발명에 따른 채널 부호화된 데이터들이 물리 계층에 매핑되도록 인터리빙하는 과정에서

상기 채널 부호화된 데이터들이 다변 데이터 레이트 모드에서 최대 전송율 이외의 전송율로 전송되는 경우 또는 가변 데이터 레이트 모드에서 각 무선 구조상에서 정의되지 않은 임의 데이터 레이트로 전송되는 경우 사용 가능한 최저 데이터 레이트의 채널 부호로 전송하기 위해서, 상기 채널 부호화된 서로 다른 비트 레이트의 데이터들을 평처리 또는 심볼 반복을 선택적으로 이용하여 상기 인터리빙 사이즈에 정합시키도록 하는 것을 특징으로 한다. 가변 데이터 레이트나 보조 채널에 대한 다변 데이터 레이트 모드 혹은 두 개 모두가 지원되는 경우, 심볼 반복에 의한 시간 다이버시티 이득 이외에도 실제적인 코드율의 감소로 인한 코딩 이득을 얻을 수 있으며, 이로 인하여 요구되는 전송 전력을 낮출 수 있다.

【대표도】



【대표도】



【색인어】

제1, 제2 타입 코드 그룹, 비트 그룹, 상단/하단 구성 부호화기

【명세서】**【발명의 명칭】**

데이터 레이트 매칭 방법{Data Rate Matching Method for In 3GPP2}

【도면의 간단한 설명】

도 1은 종래 기술에 따른 가변 데이터 레이트와 다변 데이터 레이트를 지원하기 위한 레이트 매칭 과정을 나타낸 도면.

도 2는 일반적인 터보 코드의 구성을 나타낸 도면

도 3은 본 발명에 따른 터보 코드의 다변 데이터 레이트와 가변 데이터 레이트 매칭 방법의 채널의 흐름도를 나타낸 도면.

도 4는 본 발명에 따른 컨벌루션 코드의 다변 데이터 레이트와 가변 데이터 레이트 매칭 방법의 채널의 흐름도를 나타낸 도면.

도 5는 일반적인 터보 코드에 대한 순환 방식의 복호기의 구성을 나타낸 블록 구성도.

【발명의 상세한 설명】**【발명의 목적】****【발명이 속하는 기술분야 및 그 분야의 종래기술】**

<6> 본 발명은 차세대 이동 통신에 관한 것으로, 특히 물리 계층상에서 보조 채널을 통하여 데이터를 전송할 경우에 다변 데이터 레이트 또는 가변 데이터 레이트 매칭 방법에서 가장 좋은 성능을 줄 수 있는 데이터 레이트 매칭 방법에 관한 것이다.

<7> 일반적으로, 3GPP2의 데이터를 전송하기 위한 채널 중에 보조 채널(Supplemental

Channel)이라는 것이 존재한다. 이 채널은 중속 이상의 비교적 고속의 데이터 전송율을 지원하는 채널이다. 이러한 보조 채널(Supplemental Channel)의 동작 모드 가운데에서 다변 데이터 레이트(variable data rate)라는 모드가 존재한다.

- <8> 즉, 3GPP2 시스템에서는 상기 보조 채널(Supplemental Channel) 중에서도 특히 순방향 보조 채널을 통한 신호 전송에 대해서 기지국이 스케줄링(scheduling)을 하게 되는데, 이 스케줄링 신호를 통하여 기지국은 단말기에 일정 시간동안 고정된 데이터 전송율을 할당하게 된다. 그러나, 그 특정한 시간동안 기지국과 특정 단말기 사이의 채널 상황이 변할 수도 있으며 또한 기지국의 시스템 로드(load)가 변할 수도 있다.
- <9> 이러한 경우 기지국은 특정 단말기에 현재의 데이터 전송율로 전송하기 위한 충분한 전송 전력을 가지지 못하는 경우가 발생할 수 있다. 이러한 문제점을 해결하기 위해서 기지국은 이 시간동안 보조 채널(Supplemental Channel)로의 전송을 중단시키기도 한다.
- <10> 하지만, 이러한 해결책은 데이터 전송에 있어서 지연 문제를 유발하며 또한 이미 단말기에게 할당된 유용 가능한 전송 전력과 왈쉬 코드(Walsh Code)에 대해 다른 사용 단말기가 사용할 수 없으므로 비효율적인 자원 관리를 초래한다.
- <11> 종래 기술에서 또 하나의 해결 방안은 기지국이 약간의 시간이 지난 후 전송 데이터를 재스케줄링 (re-scheduling)하는 방법을 생각할 수 있다. 하지만 이 또한 시간 지연 문제와 왈쉬 코드(Walsh Code)에 대한 낭비라는 문제를 유발하게 된다.
- <12> 이러한 상황은 순방향 링크에서만 발생하는 것이 아니다. 동일하게 역방향 링크에서도 단말의 움직임에 따라서 단말과 기지국간의 채널의 상황이 변할 수 있으며, 이에

따라 적절한 품질을 유지하기 위한 전송 전력의 부족이 발생할 수도 있다.

<13> 따라서, 이러한 상황을 해결하기 위해서 종래에는 다변 데이터 레이트(variable data rate)라는 모드를 사용하게 된 것이다.

<14> 이러한 다변 데이터 레이트 모드는 채널의 상황에 따라서 전송 속도를 프레임 단위로 변화시키는 방법으로써, 채널 상황이 안 좋은 경우로 판단되면 기지국은 보조 채널(Supplemental Channel)의 전송 속도를 낮추게 된다. 그리고 다시 상황이 좋다고 판단되면 다시 이전의 전송 속도로 전송을 하는 방식이다.

<15> 구체적으로, 현재 보조 채널(Supplemental Channel)에 대한 다변 데이터 레이트(Variable Data Rate)를 위해서 지원 가능한 최대 전송율로부터 두 단계 밑까지의 전송율 사이에서 보조 채널(Supplemental Channel)의 데이터 전송율을 조정한다.

<16> 이때, 만일 순방향 채널을 생각하게 된다면 단말기측에서는 레이트가 변한 상황을 블라인드 레이트 검출(blind rate detection)을 통하여 판정해야 한다. 따라서 데이터 전송율이 가변할 수 있는 범위가 넓어지면 단말의 복잡도를 증가시키는 문제점을 발생시킨다.

<17> 그리고, 현재 사용하고 있는 최대의 전송율에 대하여 정해진 인터리버와 왈쉬 코드(Walsh Code)를 그대로 사용하게 해야만 한다.

<18> 따라서 데이터의 전송율을 최대 전송율의 1/2로 낮추게 되면, 채널에서 사용할 인터리버의 길이와 채널 부호화기의 출력열의 길이를 맞춰주기 위해서 2배의 심볼 반복을 수행하게 된다. 마찬가지로 만일 데이터의 전송율을 최대 전송율의 1/4로 낮추게 되면, 채널에서 사용할 인터리버의 길이와 채널 부호화기의 출력열의 길이를 맞춰주기 위해서

4배의 심볼 반복을 수행하게 된다.

- <19> 만일 가변 데이터 레이트(flexible data rate)에 대한 다변 데이터 레이트(variable data rate) 모드가 보조 채널(Supplemental Channel)에서 지원이 되는 경우에는 기존의 가변 데이터 레이트(flexible data rate)에서 사용하는 방법과 마찬가지로 채널 부호화기의 출력 심볼에 대한 반복을 수행하여 최대 전송율에서 사용하는 인터리버의 길이보다 크거나 같도록 만들어 준 후, 이 인터리버 길이를 넘는 비트를 평처리하는 방법을 사용해야 한다.
- <20> 도 1은 종래 기술에 따른 가변 데이터 레이트와 다변 데이터 레이트를 지원하기 위한 레이트 매칭 과정을 나타낸 도면이다.
- <21> 도 1을 참고하면, 상기 보조 채널(Supplemental Channel)에 대한 다변 데이터 레이트(variable data rate) 모드는 요구 전송 전력의 면에 있어서 낭비를 가질 수 있는 방식이다.
- <22> 예를 들어, 현재 순방향의 제4 무선 구조(Radio Configuration 4; 이하 RC4로 약칭함)를 생각해 보자. 이때는 1/2 레이트의 터보 부호나 컨벌루션 부호를 사용하게 된다. 그리고 다변 데이터 레이트(variable data rate) 모드에서 사용할 수 있는 최대 전송율이 76.8kbps라고 가정하면, 상기 순방향 RC4에서 사용하는 인터리버의 길이는 3072로 고정된다.
- <23> 이 모드에서의 다변 데이터 레이트(variable data rate) 방법을 이용할 경우에, 종래 기술에서는 사용 가능한 데이터의 전송율이 {19.2kbps, 38.4kbps, 76.8kbps}중에서 적절한 값으로 사용되고, 인터리버의 길이를 3072로 고정하는 것이다.

- <24> 만일 76.8kbps의 최대 전송율로 전송중인 상태에서 채널의 상황이 안 좋아져서 현재의 전력으로는 요구되는 품질의 서비스(Quality Of Service)를 지속할 수 없는 상황이 되었다고 가정하자.
- <25> 이때, 데이터 전송율을 $1/2$ 로 낮추어서 38.4kbps의 전송율로 데이터를 보내게 된다. 그러면 38.4kbps에서는 20ms 동안 744비트가 내려오게 되고, 여기에 16비트의 순환 중첩 코드(CRC)와 8비트의 테일 부분이 첨가되어 768비트의 프레임이 $1/2$ 레이트의 채널 부호화기에 입력되게 된다. 그러면 채널 부호화기의 출력은 1536 비트가 되며, 이를 3072의 인터리버에 보내주기 위해서 $M=2$ 의 심볼 반복을 수행하게 된다.
- <26> 여기에서 상기 심볼 반복을 통하여 얻을 수 있는 이득은 오직 반복 이득일 뿐이며, 실제로 반복은 유효 코드율을 감소시키는 역할을 수행할 수 있지만, 이로 인하여 약간의 시간 다이버시티 (time diversity)의 증가 효과만을 얻을 수 있을 뿐 실제로 코딩 이득을 증가시키지는 못한다.
- <27> 즉, 이때의 문제점은 유효 코드율은 감소하였지만, 이에 따른 코딩 이득은 그리 증가하지 않는다는데 있다.
- <28> 즉, $1/2$ 레이트의 채널 부호를 사용하고 여기에 $M=2$ 의 심볼 반복을 수행했다고 가정하면, 유효 코드율은 $1/4$ 로 낮아진 효과로 판단할 수 있게 된다. 그러나 이로 인한 코딩 이득의 증가는 거의 없다는 것이 종래 기술의 문제점으로 여겨진다.
- <29> 다변 데이터 레이트(Variable Data Rate) 모드는 왈쉬 코드(Walsh Code)가 모자란 상태에서 사용하는 기술이 아니다. 이 기술은 전송 전력을 효율적으로 조절하여, 시스템에 걸리는 로드(load)를 해결할 수 있는 기술로 생각할 수 있다.

<30> 따라서 같은 왈쉬 코드(Walsh Code)를 사용하였을 때의 코딩 이득을 증가시켜 이로 인한 전송 전력상의 이득을 얻을 수 있다면, 이는 전체 시스템의 로드(load)를 조정하는데 보다 효율적인 방법이 될 것으로 판단할 수 있다.

<31> 또한 동일하게 이를 역방향 링크의 보조 채널(Supplemental Channel)에 적용한 경우에도 채널 상황에 맞추어 전송 레이트를 자동적으로 조정함으로써, 단말의 전송 전력 이 모자란 경우 재스케줄링(re-scheduling) 없이 데이터를 전송할 수 있게 되어 보다 효율적인 방법이 될 것으로 판단된다.

【발명이 이루고자 하는 기술적 과제】

<32> 따라서, 본 발명의 목적은 이상에서 언급한 종래 기술의 문제점을 감안하여 안출한 것으로서, 보조 채널(Supplemental Channel)에서의 다변 데이터 레이트(variable data rate)의 동작시 지원되는 최대 데이터 전송율보다 낮은 데이터 전송율을 사용하는 경우 유효 코드율의 감소 효과에 따라 그만큼의 코딩 이득을 얻을 수 있는 데이터 레이트 매칭 방법을 제공하기 위한 것이다.

<33> 이상과 같은 목적을 달성하기 위한 본 발명의 일 특징에 따르면, 채널 부호화된 데이터들이 물리 계층에 매핑되도록 인터리빙하는 과정에서, 상기 채널 부호화된 데이터들이 다변 데이터 레이트 모드에서 최대 전송율 이외의 전송율로 전송되는 경우 또는 가변 데이터 레이트 모드에서 각 무선 구조상에서 정의되지 않은 임의의 데이터 레이트로 전송되는 경우 사용 가능한 최저 데이터 레이트의 채널 부호로 전송하기 위해서, 상기 채널 부호화된 서로 다른 비트 레이트의 데이터들을 펄처링 또는 심볼 반복을 선택적으로 이용하여 상기 인터리빙 사이즈에 정합시키도록 하는 것을 특징으로 이루어진다.

- <34> 바람직하게, 상기 채널 부호화된 데이터들이 컨벌루션 부호일 경우에 1/4 레이트의 코딩 레이트를 이용하고, 터보 부호일 경우에 1/5 레이트의 코딩 레이트를 이용하는 것을 특징으로 한다.
- <35> 또한, 상기 채널 부호화된 데이터의 출력열의 길이가 원하는 인터리버의 사이즈보다 큰 경우에는 채널 부호화된 데이터의 출력열의 길이에서 인터리버 사이즈만큼을 뺀 평처링 양을 전체 채널 부호화기의 출력 비트열에서 코드 그룹 단위별로 평처링하는 것을 특징으로 한다.
- <36> 바람직하게, 상기 전체 평처링 양을 상기 전체 코드 그룹의 개수로 나눈 값을 넘지 않는 최대의 정수만큼 평처링해야 하는 코드 그룹을 제1 타입 코드 그룹으로, 상기 전체 평처링 양을 상기 전체 코드 그룹의 개수로 나눈 값보다 크거나 같은 최소 정수만큼 평처링해야 하는 코드 그룹을 제2 타입 코드 그룹으로 나누어 각각이 균일하게 배치되도록 하는 것을 특징으로 한다.
- <37> 바람직하게, 각 코드 그룹에 할당된 평처링의 양을 코드 그룹내에서 시스테메틱 비트를 제외한 나머지 비트들의 인덱스에 대한 비트 반전 연산과 그 그룹까지의 전체 평처링 양의 덧셈을 통하여 각 코드 그룹내에서의 평처링의 위치를 결정하는 것을 특징으로 한다.
- <38> 한편, 상기 터보 코드의 코딩 레이트에 상관없이 전체 채널 출력열의 비트열을 시스테메틱 비트 그룹과, 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹과, 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹으로 나누어 평처링을 수행하는 것을 특징으로 한다.

- <39> 바람직하게, 상기 시스템에틱 코드 비트들에 대한 비트 그룹에서의 평처링을 배제하고, 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹과 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹에 대하여 전체 평처링 양의 절반씩을 나누어주는 것을 특징으로 한다.
- <40> 또한, 상기 평처링을 위하여 채널 부호화열의 코드 비트의 순차적인 인덱스 i 로부터 각각의 코드 비트가 어떤 비트 그룹에 속하는지를 판정하기 위하여, 각 비트 그룹내에서의 순차 인덱스 j 는, 코딩 레이트 인버스가 n 이고 각 구성 부호화기의 코딩 레이트 인버스가 $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ 인 경우에, $i - n_c \lfloor \frac{i}{n} \rfloor$ 에 의해 결정되는 것을 특징으로 한다.
- <41> 바람직하게, 상기 채널 부호화열의 순차적인 비트 인덱스(i)가 상단 구성 부호화기 비트 그룹에 속한 경우에는 상기 순차적인 비트 인덱스를 상단 구성 부호화기 비트 그룹내의 순차 비트 인덱스(j)로 사상시키고, 상기 채널 부호화열의 순차적인 비트 인덱스(i)가 하단 구성 부호화기 비트 그룹에 속한 경우에는 상기 순차적인 비트 인덱스를 하단 구성 부호화기 비트 그룹내의 순차 비트 인덱스(j)로 사상시키는 것을 특징으로 한다.
- <42> 또한, 상기 각각의 구성 부호화기내에 순차적으로 사상된 비트 인덱스 이후에 각 구성 부호화기내에서의 순차적으로 사상된 비트 인덱스에 대한 검사를 통하여 각 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대하여 균일 평처링을 수행하는 것을 특징으로 한다.
- <43> 한편, 상기 채널 부호화기의 출력열의 길이가 원하는 인터리버의 길이보다 작은 경우에는 인터리버의 길이에서 채널 부호화기의 출력열의 길이를 뺀 만큼의 양을 균일한 간격으로 반복하는 것을 특징으로 한다.

- <44> 바람직하게, 상기 터보 코드에 대한 반복 알고리즘은 시스템에틱 코드 비트들에 대한 그룹에서의 반복 과정에 우선 순위를 두는 것을 특징으로 한다.
- <45> 또한, 상기 터보 코드에 대한 반복 알고리즘은 터보 코드의 코딩 레이트에 관계없이 전체 코드 비트열을 시스템에틱 비트 그룹과 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 그룹, 그리고 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 그룹으로 나누어서 수행하는 것을 특징으로 한다.
- <46> 또한, 상기 반복 알고리즘은 다른 위치에 비하여 하나 큰 반복 팩터를 가져야 하는 비트의 개수와 시스템에틱 비트의 개수를 비교하여, 이 값이 시스템에틱 비트의 개수에 비하여 작거나 같은 경우까지는 이 모든 값들을 시스템에틱 비트 그룹에 할당하는 것을 특징으로 한다.
- <47> 또한, 상기 반복 알고리즘은 다른 위치에 비하여 하나 큰 반복 팩터를 가져야 하는 비트의 개수와 시스템에틱 비트의 개수를 비교하여, 이 값이 시스템에틱 비트의 개수에 비하여 클 경우에는 그 큰 만큼의 양의 절반씩을 상단 구성 부호화기 그룹과 하단 구성 부호화기 그룹에 대하여 나누어 할당하는 것을 특징으로 한다.

【발명의 구성 및 작용】

- <48> 이하 본 발명의 바람직한 일 실시 예에 따른 구성 및 작용을 첨부된 도면을 참조하여 설명한다.
- <49> 본 발명에서는 다변 데이터 레이트(variable data rate) 모드에서는 최대 전송율을 제외한 나머지 전송율에서, 터보 부호를 사용할 경우에는 항상 1/5 레이트의 터보 부호를 사용하기로 약속한다.

- <50> 예를 들어, 다변 데이터 레이트 모드에서 최대 전송율이 76.8kbps인 경우에 채널 환경의 악화로 1/2 레이트로 낮추어 전송하면 20ms 동안 744비트가 내려와 여기에 16비트의 순환 중첩 코드(CRC)와 8비트의 테일이 붙어 768 비트의 프레임이 채널 부호기로 입력된다.
- <51> 이때, 1/5 레이트의 터보 부호기는 768비트의 프레임을 입력으로 받아서 총 3840 비트를 출력으로 내보내게 된다. 이 출력열의 길이는 현재 모드에서 사용하고 있는 인터리버의 길이 3072보다 큰 값이다. 따라서 이 경우에는 터보 부호기의 출력열에 대하여 $768(=3840-3072)$ 비트만큼의 평처링을 수행해야 한다. 따라서, 유효 평처링 거리는 $5(=L/P=3840/768)$ 가 된다.
- <52> 결국 5비트마다 1비트 만큼의 평처링을 수행하여 레이트 매칭을 처리할 수 있다. 이 경우, 실제적인 코딩율은 1/4 레이트로 생각할 수 있으며, 이로 인하여 시간 다이버시티 이득이 아닌 코딩 이득 자체를 얻는 것이 가능해진다.
- <53> 또 다른 예로 데이터의 전송율을 1/4 레이트로 낮춘 경우, 상위에서 내려오는 정보는 20ms 동안 360 비트가 된다. 그리고 여기에 16비트의 순환 중첩 코드(CRC)와 8비트의 테일이 더해져, 한 프레임의 길이는 384비트가 된다. 여기서도 마찬가지로 1/5 레이트의 터보 부호를 사용하게 되면, 상위 계층으로부터 384 비트를 입력으로 받아 $1920(=5*384)$ 개의 코드 비트들을 출력시킨다. 이 값을 3072의 인터리버의 길이에 맞춰 주기 위해서는 $1152(=3072-1920)$ 비트만큼을 반복시켜주면 된다.
- <54> 그리고, 상기 1/5 레이트의 터보 부호를 사용하는 방식은 가변 데이터 레이트 (flexible data rate)에도 적용이 가능하다.

- <55> 이때, 상기 가변 데이터 레이트(Flexible Data Rate) 또는 상기 다변 데이터 레이트(Variable Data Rate)에서는 원하는 인터리버의 길이와 비교하여 채널 부호화기의 출력열의 길이가 큰 경우에는 균일(uniform) 평처링만을 사용하고, 채널 부호화기의 출력열의 길이가 인터리버의 길이보다 작은 경우에는 작은 양만큼의 균일(uniform) 반복만을 사용한다.
- <56> 상기 균일 평처링 또는 균일 반복만을 수행하도록 하는 것이 가능한 것은 1/2 레이트, 1/3 레이트, 1/4 레이트 모두 기본적으로 다음의 도 2와 같은 1/5 레이트의 부호로부터 평처링을 통하여 얻은 부호이므로, 복호 과정에 있어서 아무런 하드웨어적인 복잡도의 증가없이 블라인드 레이트 검출(blind rate detection)을 수행할 수 있다.
- <57> 또한, 본 발명에서는 컨벌루션 부호에 대하여 적용하는 경우에는 다변 데이터 레이트(variable data rate) 모드의 경우, 최대 전송율을 제외한 나머지 전송율에서는 항상 RC에 상관없이 1/4 레이트(rate)의 컨벌루션 부호를 사용하는 것으로 약속한다.
- <58> 그리고, 터보 부호와 마찬가지로 가변 데이터 레이트(flexible data rate)에서도 항상 1/4 레이트의 컨벌루션 부호를 사용하는 것으로 약속한다.
- <59> 이때에도 터보 부호와 마찬가지로 채널 부호화기의 출력열의 길이와 원하는 인터리버의 길이와의 레이트 매칭(rate matching)을 위해서는 항상 평처링만을 사용하든지, 심볼 반복(repetition)만을 사용하든지 하는 한 단계의 레이트 매칭(rate matching) 방법을 사용한다.
- <60> 즉, 도 3과 도 4에서와 같이 본 발명에 따른 레이트 매칭 블록은 평처링 혹은 반복의 두 가지 과정 중 항상 한 가지만을 수행하게 된다. 상기 평처링 혹은 반복되는 양은

'|N-L|' 만큼 이루어진다.

<61> 구체적으로, N-L값이 양수인 경우에는 블록 인터리버 사이즈가 크게 되므로, 심볼 반복에 의하여 인터리버 사이즈를 정합시키게 되고, N-L 값이 음수인 경우에는 평처링을 통하여 블록 인터리버 사이즈를 정합시키게 된다.

<62> 도 3을 참조하면, 컨벌루션 부호에 대해 1/4 레이트의 채널 부호화가 이루어지면, 이 부호화된 비트열이 L길이를 출력된다.(S30)

<63> 이러한 부호 비트열인 블록 인터리버 사이즈 N보다 클 경우에는 평처링이, N보다 작은 경우에는 심볼 반복만이 이루어진다.(S31)

<64> 그러므로, 상기 두 단계로 이루어지던 평처링 과정이 하나의 단계를 통해 이루어져 다음 인터리빙 과정이 수행된다.(S32)

<65> 이와 같은 동작은 도 4에서 터보 부호를 이용하는 경우에도 마찬가지로 이루어진다

<66> 단, 도 4가 도 3과 다른 점은 코딩 레이트가 달라지는 점인데, 이는 앞에서도 설명한 바와 같이 일반적으로 이용되는 1/2 레이트, 1/3 레이트, 1/4 레이트를 갖는 데이터들이 보통 1/5 레이트를 갖는 비트열로부터 평처링 또는 심볼 반복되어 생성되기 때문이다.

<67> 본 발명에서는 1/5 레이트의 터보 코드를 만들기 위해 먼저 데이터 부분과 테일 부분의 평처링 패턴을 다음 표 1과 같이 정의한다.

<68>

【표 1】

	데이터 부분	테일 부분
x_k	111	111(3회반복)
y_k	111	111
z_k	111	111
x'_k	000	111(3회반복)
y'_k	111	111
z'_k	111	111

<69> 그리고, 일반적으로 터보 코드에 대한 복호는 도 5에서와 같이 두 개의 구성 복호화기(constituent decoder)(50,52)를 이용하여 순환적으로 수행되므로, 이 두 구성 복호화기가 최적의 성능을 나타내기 위해서는 두 개의 구성 복호화기(constituent decoder)(50,52)의 복호 성능을 균형적으로 유지시켜주어야 한다.

<70> 이를 위해서 본 발명에서는 전체의 평처링 양을 두 개의 구성 복호화기(constituent encoder)(50,52)의 패리티 비트들에 균등하게 나누어 줄 수 있는 평처링 알고리즘을 제안한다.(1)

<71> 또한, 본 발명에서는 반복 복호에 있어서 시스템에틱 비트는 패리티 비트에 비하여 중요한 역할을 하기 때문에, 시스템에틱 비트에 대해서는 평처링을 배제하는 평처링 알고리즘을 제안한다.(2)

<72> 그리고, 각각의 복호기가 최대의 복호 성능으로 동작하도록 각각의 패리티 비트들에 대하여 균일한 간격의 평처링을 수행하도록 하는 평처링 알고리즘을 제안한다.(3)

<73> 상기 (1)~(3)을 만족하는 평처링 알고리즘을 제시하기 위해 먼저 1/5 레이트의 코딩율을 가지는 코드 비트열을 5개의 코드 비트로 구성되는 코드 그룹으로 분리한다. 상기 코드 그룹은 서로 다른 비트 패턴을 갖는 두 가지 타입의 코드 그룹으로 나뉘어져 다음 알고리즘에서 이용된다. 상기 분리된 서로 다른 타입의 코드 그룹의 전체 개수는 채

널 부호화기의 입력 비트열의 길이가 되며, 이 값을 여기서는 I 라고 정의한다.

<74> 이하 정의되는 수학적식들에서 I 는 순환 중첩 코드(CRC)와, 테일을 포함하는 부호화기 입력열의 길이이고, 코딩 레이트의 역수는 5이다.

<75> 그리고, 이하 수학적식들에서 L 은 부호화기의 출력열의 길이로써, ' $5 \cdot I$ '의 값을 갖는다.

<76> P 는 터보 코드 또는 컨벌루션 코드로 부호화된 비트열이 인터리빙되어지기 위해서 필요로 하는 평처링 양이다.

<77> 【수학적식 1】

$$P_1 = \lfloor \frac{P}{I} \rfloor$$

<78> 여기에서 $\lfloor x \rfloor$ 는 x 를 넘지 않는 최대 정수값이다.

<79> 상기 수학적식 1은 제1 타입의 코드 그룹에서 평처링된 비트의 수이다.

<80> 【수학적식 2】

$$P_2 = \lceil \frac{P}{I} \rceil$$

<81> 여기에서 $\lceil x \rceil$ 는 x 보다 크거나 같은 최소 정수값이다.

<82> 상기 수학적식 2는 제2 타입의 코드 그룹에서 평처링된 비트의 수이다.

<83> 【수학적식 3】

$$K_{1,P2} = P \bmod I$$

<84> 상기 수학적식 3은 전체 코드 그룹에서 상기 제2 타입 코드 그룹이 될 개수이다.

<85> 【수학적식 4】

$$K_{1,GR1} = P_1$$

<86> 상기 수학식 4는 제1 타입 코드 그룹에서 평처링 양 P_1 이 발생될 개수이다.

<87> 【수학식 5】

$$K_{1,GR2} = K_{1,GR1} + 1$$

<88> 상기 수학식 5는 제2 타입 코드 그룹에서 평처링 양 P_2 가 발생될 개수이다.

<89> 【수학식 6】

$$O_i = i \times K_{1,GR1} + \lfloor \frac{i \times K_{1,P2}}{I} \rfloor$$

<90> 상기 수학식 6은 (i-1)번째까지의 상기 평처링 양 P_2 가 발생된 개수를 의미하고, i 번째 코드 그룹에서 테스트를 수행하고자 할 경우 오프셋값으로 이용된다.

<91> 본 발명에서는 상기 수학식 1에서 수학식 6을 이용하여 다음 제1 알고리즘을 제안한다.

<92> 이하 알고리즘은 앞서도 설명한 바와 같이 터보 코드를 이용한 평처링 알고리즘을 서술한 것이다.

<93> for(i=0; i<I; i++){

<94> $O_i = i \times K_{1,GR1} + \lfloor \frac{i \times K_{1,P2}}{I} \rfloor$

<95> if((((i+1)K_{1,P2})mod I < k_{1,P2}) {

<96> for(j=1; j<5 ; j++){

<97> if((BRO₂(j-1)+O_i)mod 4 ≤ K_{1,GR1}) puncture(5i+j)th bit

```

<98>      else{
<99>          for(j=1;j< 5;j++)
<100>              if((BRO2(j-1)+Oi)mod 4 < K1,GR1 ) puncture(5i+j)th bit
<101>          }
<102>      }

```

<103> 즉, 상기 알고리즘은 우선적으로 P_1 과 P_2 의 두 가지의 평처링의 양을 정의하고 이 값들을 각각 코드 그룹들에 할당하게 된다.

<104> 이때, P_2 는 전체 평처링의 양을 코드 그룹의 길이로 나눈값보다 크거나 같은 최소의 정수로 정의한다.

<105> 그리고, P_1 은 전체 평처링의 양을 코드 그룹의 길이로 나눈 수보다 작거나 같은 최대의 정수로 정의한다.

<106> 그리고, 최대의 균일성을 만족시켜주기 위해서 P_2 개의 평처링을 할당해야 하는 코드 그룹의 위치를 전체 1개의 코드 그룹의 위치 중에서 균일하게 결정한다.

<107> 다음으로 위의 알고리즘을 통하여 테스트를 수행하면서 만일 P_2 개의 평처링을 수행해야 하는 코드 그룹으로 결정되면, 그 코드 그룹내의 비트 인덱스에 대한 비트 리버싱 함수와 현재까지의 평처링의 개수를 오프셋으로 이용하여 실제로 코드 그룹내에서 평처링이 될 인덱스를 P_2 개만큼 선택한다.

<108> 그리고, 시스템에틱 비트 위치에 대해서는 각각의 코드 그룹내에서의 테스트를 수행하지 않는다. 또한, 각각의 코드 그룹내에서의 평처링의 위치를 결정하는 경우에는 코드 그룹내의 코드 비트 인덱스들에 대한 비트 리버싱을 통하여 코드 그룹내에서의 평처

링의 위치를 최대한으로 벌려 놓을 수 있게 된다.

<109> 상기 제1 평처링 알고리즘은 코드 그룹 단위로 평처링 과정을 수행하지만, 앞서 설명한 (1)~(3)의 조건을 만족하기에는 불충분하므로, 또 다른 제2 평처링 알고리즘을 제시하고자 한다. 그러기 위해서는 먼저 전체의 코드 비트열을 시스템매틱 비트열과 상단 구성 부호화기(RSC)의 패리티 비트열들, 그리고 하단 구성 부호화기(RSC)의 비트열들로 묶어서 정의한다.

<110> 예를 들어, 1/5 레이트의 터보 부호의 출력열이 다음

' $x_0, y_0, z_0, y'_0, z'_0, x_1, y_1, z_1, y'_1, z'_1, \dots$ '의 비트 형태로 쓰는 것이 가능하다고 하자.

<111> 그러면, 상기 출력열들은 세 개의 그룹으로 생각할 수 있다. 즉, 시스템매틱 비트 그룹 $\{x_0, x_1, x_2, x_3, \dots\}$ 과, 제1 부호화기의 출력열들의 그룹 $\{y_0, z_0, y_1, z_1, y_2, z_2, y_3, z_3, \dots\}$ 과, 그리고 제2 부호화기의 출력열들의 그룹 $\{y'_0, z'_0, y'_1, z'_1, y'_2, z'_2, y'_3, z'_3, \dots\}$ 으로 나누어서 생각할 수 있다.

<112> 상기 세 종류의 코드 그룹 중 시스템매틱 그룹에는 평처링을 배제하고, 나머지 두 개의 그룹에 전체의 평처링의 양을 절반씩 할당하는 방법을 사용하고자 한다.

<113> 이러한 방법을 통하여, 시스템매틱 비트에 대한 평처링의 배제라는 조건 (1)이 만족되며, 두 개의 복호기에 대한 균형 평처링(balanced puncturing) 조건인 조건 (2)가 만족된다. 마지막 조건 (3)은 각각의 복호기에 대한 균일 평처링(uniform puncturing) 조건이었다. 따라서 조건 (3)을 만족하기 위하여 각각의 그룹에 대한 균일 평처링(uniform puncturing) 알고리즘을 적용한다.

<114> 이하 수학적식에서 I 는 테일과 예약 비트를 포함하는 정보 비트열의 길이이다.

<115> P는 L-N만큼의 필요한 평처링 양이다.

<116> 【수학식 7】

$$P_{D1} = \lfloor \frac{P}{2} \rfloor$$

<117> 상기 수학식 7은 상단의 구성 복호기에 대한 평처링의 양이다.

<118> 【수학식 8】

$$P_{D2} = \lceil \frac{P}{2} \rceil$$

<119> 상기 수학식 8은 하단의 복호기에 대한 평처링의 양이다.

<120> 이와 같은 수학식 7과 수학식 8을 이용한 제2 알고리즘은 다음과 같다.

<121> for(i=0;i<L;i++){

<122> $j = i - 3 \lfloor \frac{i}{5} \rfloor$

<123> if(0 < (i mod 5) < 3)&((j*P_{D1}) mod 2I < P_{D1}) puncture ith

bit

<124> else if(2 < (i mod 5) < 5)&((j*P_{D2}) mod 2I < P_{D2}) puncture

ith bit

<125>)

<126> 즉, 상기 제2 알고리즘은 각각의 비트 인덱스 i에 대한 조사를 통하여 그 비트 인덱스가 상단 구성 부호화기(RSC)의 그룹에 속하는지 혹은 하단 구성 부호화기(RSC)의 그룹에 속하는지를 알 수 있다.

<127> 그리고, 상기 인덱스 j는 상단 구성 부호화기(RSC) 그룹내의 순차적인 번호, 또는

하단 구성 부호화기(RSC) 그룹내의 순차적인 번호를 알려준다.

<128> 예를 들어, I가 4인 경우 1/5 레이트 터보 코드의 출력열이 길이는 20이 된다.

<129> 그러면, 코드 비트에 대한 인덱스는 0,1,2,3,...,17,18,19가 된다.

<130> 이때, 위의 알고리즘 상에서 코드 인덱스 i와 상단 구성 부호화기에 대한 그룹 내에서의 순차 인덱스 j와의 관계와 하단 구성 부호화기에 대한 그룹 내에서의 순차 인덱스 j와의 관계는 다음과 같이 정의된다.

<131> 상단 구성 부호화기에 대한 인덱스 사상이 '1,2,6,7,11,12,16,17(i) -----> 1,2,3,4,5,6,8(j)'으로 사상되고, 하단 구성 부호화기에 대한 인덱스 사상이 '3,4,8,9,13,14,18,19(i)----->3,4,5,6,7,8,9,10(j)'으로 사상되는 관계를 갖는다.

<132> 이때, 상기 인덱스 j는 ' $i-3 \lfloor \frac{i}{5} \rfloor$ '에 의하여 구하여진다.

<133> 위의 사상 관계를 이용하고, 상단 구성 부호화기(RSC)에 대한 그룹 조사와 j 인덱스에 대한 균일 평처링 조사를 행하게 되면 결과적인 비트 인덱스 i에 대한 평처링 테스트가 마쳐지게 된다.

<134> 이때, 상기 인덱스 j에 대한 균일 평처링 조사를 수행하는 경우, 전체 정보 비트의 길이의 두 배인 2I값과의 모듈로 연산을 통하여 수행된다는 점이다.

<135> 상기 제2 알고리즘은 일반적인 1/n 터보 부호에 대해서도 적용 가능한 이하 제3 알고리즘으로 변형 가능하다.

<136> 이하 제3 알고리즘에서는 제2 알고리즘과 마찬가지로 수학식 7과 수학식 8의 상단, 하단 구성 복호기에 대한 평처링의 수학식을 이용한다.

<137>

이외에도 각 구성 부호화기의 코딩 레이트의 인버스 n_c 를 ' $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ '와 같이 정의하고, 이 코딩 레이트의 인버스 n_c 를 이용하여 인덱스 j 를 다음 수학적 식 9와 같이 정의한다.

<138> 【수학적 식 9】

$$j = i - n_c \lfloor \frac{i}{n} \rfloor$$

<139>

그리고, 두 가지의 사건 A,B에 대하여 이하와 같이 정의하고 이 두 사건이 독립적으로 발생되는 해당 비트 위치에서 평처링을 수행한다.

<140>

사건 'A' : $(0 < (i \bmod n) < n_c) \& ((j * P_{D1}) \bmod ((n_c - 1) * I) < P_{D1})$

<141>

사건 'B' : $((n_c - 1) < (i \bmod n) < n) \& ((j * P_{D2}) \bmod ((n_c - 1) * I) < P_{D2})$

<142>

즉, 0부터 L까지 증가하는 경우, 상기 사건 'A' 또는 'B'가 발생되는 경우에 i 번째 비트를 평처링하는 알고리즘으로서 모든 코딩 레이트의 터보 코드에 이용 가능하다.

<143>

또한 상기 제3 알고리즘은 1/5 레이트 부호에 대한 반복(repetition) 알고리즘의 설계시에도 적용이 가능하다.

<144>

이때, 시스템에틱 비트 성분에 대한 반복에 어느 정도의 우선 순위를 주는 것이 전체적인 복호 성능의 향상에 있어서 중요한 역할을 하게 된다. 따라서, 우선적으로 두 개의 반복 팩터 M_1 과 M_2 를 정의한다. 그리고, 그 중 M_2 의 반복 팩터를 가져야 하는 개수를 K_1 이라고 하고 이하에서 정의하였다.

<145>

이하 수학적식에서 I 는 테일과 예약 비트를 포함하는 정보 비트열의 길이이다.

<146> 【수학식 10】

$$M_1 = \lfloor \frac{N}{L} \rfloor$$

<147> 【수학식 11】

$$M_2 = \lceil \frac{N}{L} \rceil$$

<148> 【수학식 12】

$$K_1 = N \bmod L$$

<149> 상기 수학식 12에서 상기 K_1 을 시스템메틱 비트 그룹과 상단 구성 부호화기 비트 그룹, 하단 구성 부호화기의 비트 그룹들에 대하여 다음의 수학식 13과 같은 관계로 할당된다.

<150> 【수학식 13】

$$K_{1,x} = K_1 \quad K_1 \leq I$$

<151> I otherwise

<152> 상기 수학식 13은 시스템메틱 비트에 대해 상기 반복 팩터 M_2 를 갖는 비트의 개수이다.

<153> 【수학식 14】

$$K_{1,D1} = 0 \quad K_1 \leq I$$

<154> $\lceil \frac{K_1 - I}{2} \rceil$ otherwise

<155> 상기 수학식 14는 상단 구성 부호화기 비트에 대해 상기 반복 팩터 M_2 를 갖는 비트의 개수이다.

<156> 【수학식 15】

$$K_{1,D2} = 0 \quad K_1 \leq I$$

<157>

$$\lfloor \frac{K_1 - I}{2} \rfloor \quad \text{otherwise}$$

<158> 상기 수학식 15는 하단 구성 부호화기 비트에 대해 상기 반복 팩터 M_2 를 갖는 비트의 개수이다.

<159> 상기 수학식 13과, 수학식 14와, 수학식 15를 통하여 상기 전체 코드 비트열에 대하여 $100/n$ 만큼까지의 추가적인 양을 시스템틱 비트에 대하여 할당하게 됨을 확인할 수 있다.

<160> 이러한 수학식 13에서 수학식 15를 이용하여 이하 평처링 알고리즘과 유사한 방법으로 각각의 시스템틱 코드 그룹과 상단 구성 부호화기(RSC)의 코드 그룹, 그리고 하단 구성 부호화기(RSC)의 코드 그룹내에서의 균일성을 맞춰주기 위한 다음 제4 알고리즘을 제안한다.

<161> for($i=0; i < L; i++$){

<162> $j = i - 3 \lfloor \frac{i}{5} \rfloor$

<163> if($((i \bmod 5)=0) \& ((i * K_{1,x}/5) \bmod I < K_{1,x})) \parallel$

<164> $((0 < (i \bmod 5) < 3) \& ((j * K_{1,D1}) \bmod 2I < K_{1,D1})) \parallel$

<165> $((2 < (i \bmod 5) < 5) \& ((j * K_{1,D2}) \bmod 2I < K_{1,D2}))$

<166> repeat i^{th} bit with repetition factor M_2

<167> otherwise repeat i^{th} bit with repetition factor M_1

<168> }

<169> 위의 알고리즘은 일반적인 $1/n$ 레이트 터보 코드에 대하여 일반적인 형태로 다음 제 4 알고리즘을 구성한다.

<170> 즉, 구성 부호화기의 코딩 레이트의 인버스 n_c 를 ' $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ '와 같이 정의하고, 상기 수학식 10, 수학식 11의 서로 다른 반복 팩터 M_1 과, M_2 를 이용하고, 상기 수학식 12의 반복 팩터 M_2 를 갖는 비트 개수를 이하 알고리즘에서 이용한다.

<171> 또한, 상기 수학식 13의 시스템에틱 비트 그룹과, 수학식 14의 상단 구성 부호화기 비트 그룹과, 상기 수학식 15의 하단 구성 부호화기 비트 그룹에서 상기 반복 팩터 M_2 를 갖는 비트 개수를 이하 알고리즘에서 이용한다.

<172> 그리고, 이하 수학식 16에서는 상기 상단 구성 부호화기 그룹내 또는 상기 하단 구성 부호화기 그룹내 순차적인 번호를 알려주는 인덱스 j 에 대하여 다음과 같이 정의한다.

<173> 【수학식 16】

$$j = i - n_c \lfloor \frac{i}{n} \rfloor$$

<174> 사건 'A' : $((i \bmod n = 0) \& ((i * K_{1,x}/n) \bmod I < K_{1,x}))$

<175> 사건 'B' : $((0 < (i \bmod n) < n_c) \& ((j * K_{1,D1}) \bmod (n_c - 1) * I < K_{1,D1}))$

<176> 사건 'C' : $((n_c - 1 < (i \bmod n) < n) \& ((j * K_{1,D2}) \bmod (n_c - 1) * I < K_{1,D2}))$

<177> 상기 알고리즘에서 0부터 코딩 부호화열의 길이 L 까지 증가하는 인덱스 i 에 대해 사건 A 또는 B 또는 C가 발생하면 반복 팩터 M_2 를 갖는 i 번째 비트를 반복한다.

<178> 그렇지 않은 경우에는 반복 팩터 M_1 에 의해 i 번째 비트를 반복한다.

<179> 만일 $1/4$ 레이트의 컨벌루션 부호를 사용한다고 했을 때의 펄싱 알고리즘은 다음과 같은 간단한 과정으로 수행된다.

<180> for($i=0; i < L; i++$) {

<181> if((($i+1$)* P) mod $L < P$) puncture i th bit

<182> }

<183> 상기 L 은 채널 부호화기의 출력열의 길이를 나타내며, $P(= L-N)$ 는 상기 부호화기 출력열에서 펄싱이 되어야 할 양을 나타낸다. 그리고, i 는 비트의 인덱스를 나타내는 값으로 0에서 $L-1$ 사이의 값을 가진다.

【발명의 효과】

<184> 이상의 설명에서와 같이 본 발명은 현재의 차세대 통신 시스템(3GPP2)에서 가변 데이터 레이트나 보조 채널에 대한 다변 데이터 레이트 모드 혹은 두 개 모두가 지원되는 경우, 심볼 반복에 의한 시간 다이버시티 이득 이외에도 실제적인 코드율의 감소로 인한 코딩 이득을 얻을 수 있으며, 이로 인하여 요구되는 전송 전력을 낮출 수 있다.

<185> 그리고, 코딩 이득의 증가로 인한 요구 전송 전력의 감소로 인하여 시스템의 로딩 (loading)을 보다 효율적으로 관리하는 것이 가능해진다.

<186> 이상 설명한 내용을 통해 당업자라면 본 발명의 기술 사상을 일탈하지 아니하는 범위에서 다양한 변경 및 수정이 가능함을 알 수 있을 것이다.

<187> 따라서, 본 발명의 기술적 범위는 실시예에 기재된 내용으로 한정하는 것이 아니라

특히 청구 범위에 의해서 정해져야 한다.

【특허청구범위】**【청구항 1】**

채널 부호화된 데이터들이 물리 계층에 매핑되도록 인터리빙하는 과정에서,

상기 채널 부호화된 데이터들이 다변 데이터 레이트 모드에서 최대 전송율 이외의 전송율로 전송되는 경우 또는 가변 데이터 레이트 모드에서 각 무선 구조상에서 정의되지 않은 임의의 데이터 레이트로 전송되는 경우 사용 가능한 최저 데이터 레이트의 채널 부호로 전송하기 위해서, 상기 채널 부호화된 서로 다른 비트 레이트의 데이터들을 평처리 또는 심볼 반복을 선택적으로 이용하여 상기 인터리빙 사이즈에 정합시키도록 하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 2】

제 1항에 있어서, 상기 채널 부호화된 데이터들이 컨벌루션 부호일 경우에 1/4 레이트의 코딩 레이트를 이용하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 3】

제 1항에 있어서, 상기 채널 부호화된 데이터들이 터보 부호일 경우에 1/5 레이트의 코딩 레이트를 이용하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 4】

제 1항에 있어서, 상기 채널 부호화된 데이터의 출력열의 길이가 원하는 인터리버의 사이즈보다 큰 경우에는 채널 부호화된 데이터의 출력열의 길이에서 인터리버 사이즈만큼을 뺀 평처리 양을 전체 채널 부호화기의 출력 비트열에서 평처리하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 5】

제 4항에 있어서, 상기 터보 코드로 채널 부호화된 출력열에 대한 평처링을 위하여 상기 채널 부호화된 출력열을 각각의 코드 그룹단위로 나누어 평처링을 수행하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 6】

제 5항에 있어서, 상기 전체 평처링 양을 상기 전체 코드 그룹의 개수로 나눈 값을 넘지 않는 최대의 정수만큼 평처링해야 하는 코드 그룹을 제1 타입 코드 그룹으로, 상기 전체 평처링 양을 상기 전체 코드 그룹의 개수로 나눈 값보다 크거나 같은 최소 정수만큼 평처링해야 하는 코드 그룹을 제2 타입 코드 그룹으로 나누어 각각이 균일하게 배치되도록 하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 7】

제 5항에 있어서, 각 코드 그룹에 할당된 평처링의 양을 코드 그룹내에서 시스템에틱 비트를 제외한 나머지 비트들의 인덱스에 대한 비트 반전 연산과 그 그룹까지의 전체 평처링 양의 덧셈을 통하여 각 코드 그룹내에서의 평처링의 위치를 결정하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 8】

제 4항에 있어서, 상기 터보 코드의 코딩 레이트에 상관없이 전체 채널 출력열의 비트열을 시스템에틱 비트 그룹과, 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹과, 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹으로 나누어 평처링을 수행하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 9】

제 8항에 있어서, 상기 시스템에틱 코드 비트들에 대한 비트 그룹에서의 평처링을 배제하고, 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹과 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 비트 그룹에 대하여 전체 평처링 양의 절반씩을 나누어주는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 10】

제 8항에 있어서, 상기 평처링을 위하여 채널 부호화열의 코드 비트의 순차적인 인덱스 i 로부터 각각의 코드 비트가 어떤 비트 그룹에 속하는지를 판정하기 위하여, 각 비트 그룹내에서의 순차 인덱스 j 는, 코딩 레이트 인버스가 n 이고 각 구성 부호화기의 코딩 레이트의 인버스 n_c 가 ' $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ '인 경우에, ' $i - n_c \lfloor \frac{i}{n} \rfloor$ '에 의해 결정되는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 11】

제 10항에 있어서, 상기 채널 부호화열의 순차적인 비트 인덱스(i)가 상단 구성 부호화기 비트 그룹에 속한 경우에는 상기 순차적인 비트 인덱스를 상단 구성 부호화기 비트 그룹내의 순차 비트 인덱스(j)로 사상시키고, 상기 채널 부호화열의 순차적인 비트 인덱스(i)가 하단 구성 부호화기 비트 그룹에 속한 경우에는 상기 순차적인 비트 인덱스를 하단 구성 부호화기 비트 그룹내의 순차 비트 인덱스(j)로 사상시키는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 12】

제 10항에 있어서, 상기 각각의 구성 부호화기내에 순차적으로 사상된 비트 인덱스

이후에 각 구성 부호화기내에서의 순차적으로 사상된 비트 인덱스에 대한 검사를 통하여 각 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대하여 균일 평처링을 수행하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 13】

제 1항에 있어서, 상기 채널 부호화기의 출력열의 길이가 원하는 인터리버의 길이보다 작은 경우에는 인터리버의 길이에서 채널 부호화기의 출력열의 길이를 뺀만큼의 양을 균일한 간격으로 반복하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 14】

제 13항에 있어서, 상기 터보 코드에 대한 반복 알고리즘은 시스템메틱 코드 비트들에 대한 그룹에서의 반복 과정에 우선 순위를 두는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 15】

제 13항에 있어서, 상기 터보 코드에 대한 반복 알고리즘은 터보 코드의 코딩 레이트에 관계없이 전체 코드 비트열을 시스템메틱 비트 그룹과 상단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 그룹, 그리고 하단 구성 부호화기의 패리티 비트들에 대한 그룹으로 나누어서 수행하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 16】

제 13항에 있어서, 상기 반복 알고리즘은 다른 위치에 비하여 하나 큰 반복 팩터를 가져야 하는 비트의 개수와 시스템메틱 비트의 개수를 비교하여, 이 값이 시스템메틱 비

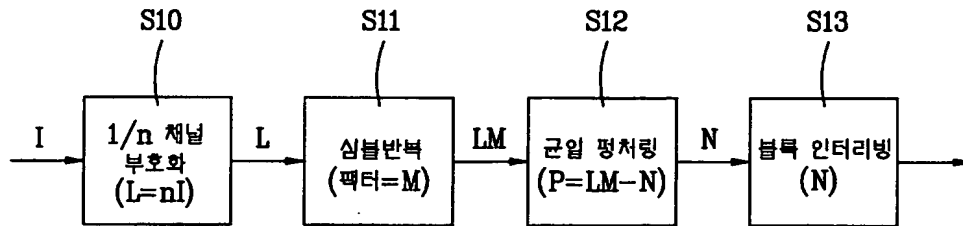
트의 개수에 비하여 작거나 같은 경우까지는 이 모든 값들을 시스템메틱 비트 그룹에 할당하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【청구항 17】

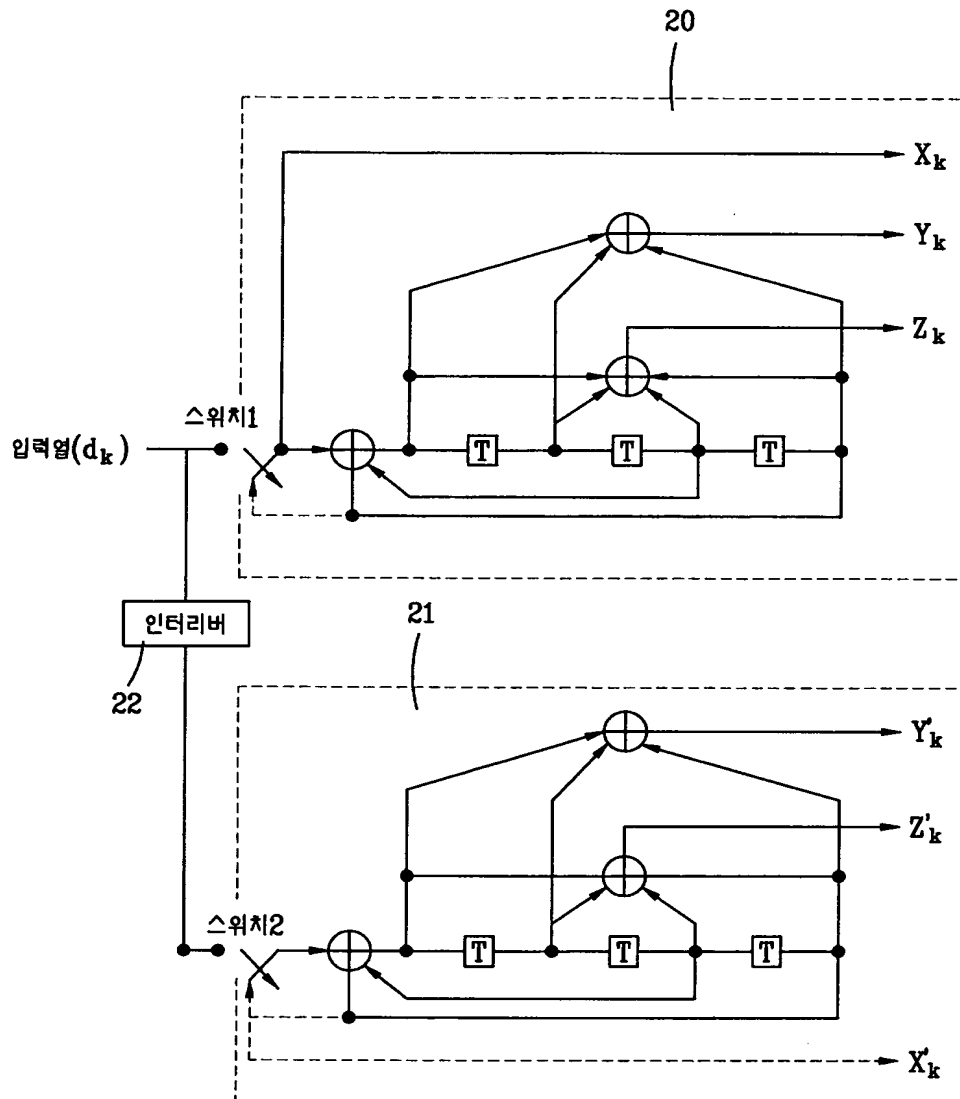
제 13항에 있어서, 상기 반복 알고리즘은 다른 위치에 비하여 하나 큰 반복 팩터를 가져야 하는 비트의 개수와 시스템메틱 비트의 개수를 비교하여, 이 값이 시스템메틱 비트의 개수에 비하여 클 경우에는 그 큰 만큼의 양의 절반씩을 상단 구성 부호화기 그룹과 하단 구성 부호화기 그룹에 대하여 나누어 할당하는 것을 특징으로 하는 데이터 레이트 매칭 방법.

【도면】

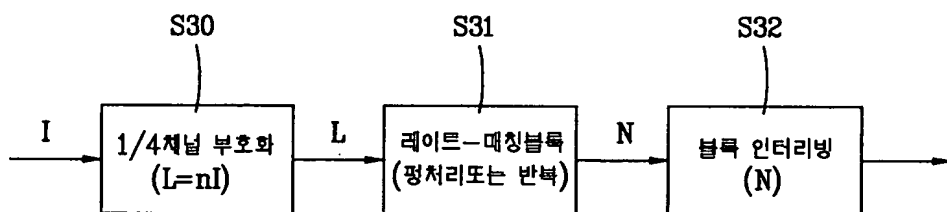
【도 1】



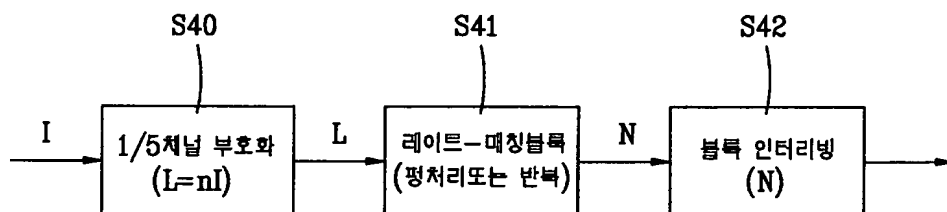
【도 2】



【도 3】



【도 4】



【도 5】

